METHOD AND ARRANGEMENT FOR SEARCHING FOR STRINGS

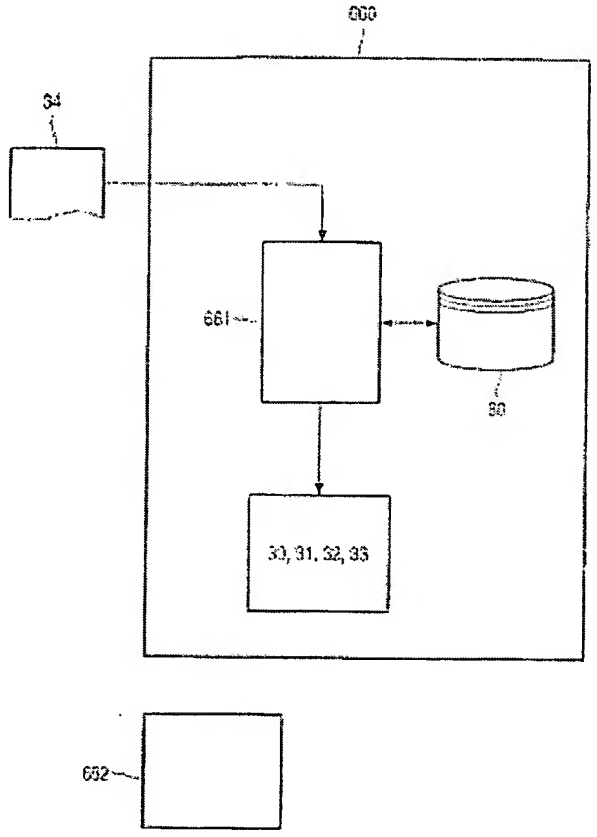
Publication number: JP2006519445T
Publication date: 2006-08-24
Inventor:
Applicant:
Classification:
- international: *G06F17/30;* **G06F17/30;**
- European: G06F17/30P2
Application number: JP20060506641T 20040225
Priority number(s): EP20030100517 20030303; WO2004IB50148 20040225

Also published as:
WO2004079631 (A3)
WO2004079631 (A2)
US2006179052 (A1)
KR20060002792 (A)
CN1761958 (A)

Report a data error here

Abstract not available for JP2006519445T
Abstract of corresponding document: **WO2004079631**

This invention relates to methods of searching for a final number of result strings (30-33) having a partial or an exact match with a query string (34) in a database (80) comprised of many long strings or a long string, said method includes the steps of partitioning the query string in a first number of input query strings (35, 36, 37); determining a second number of neighboring strings (38-41, 42-45, 44-49, respectively) for each string in said first number of input query strings, wherein each string in said second number of neighboring strings has a predetermined first number of errors; searching the database for a third number of exact matches (50-61, 70-74) for each string in said second number of neighboring strings based on a search method; concatenating said searched exact matched strings from the database into a fourth number of intermediate strings (29, 30, 32, 33, 34) wherein said searched exact matched strings (50-61, 70-74) comprised in each of said intermediate strings are in succession to one another in said database; and determining the final number of result strings (30-33) based in said fourth number of intermediate strings, wherein each string in the final number of result strings has a maximum of predetermined second number of errors compared to said query string (34). This enables for a perfect match or a partial match containing only minor errors with respect to said query string, and for a fast search in larger databases with a relative low use of processing power.



Data supplied from the ***esp@cenet*** database - Worldwide

(19)日本国特許庁(JP)　(12)公表特許公報(A)　(11)特許出願公表番号
特表2006-519445
(P2006-519445A)
(43)公表日　平成18年8月24日(2006.8.24)

(51)Int.Cl.	F I	テーマコード（参考）
G06F 17/30 (2006.01)	G06F 17/30 350C	5B075

審査請求 未請求　予備審査請求 未請求　（全 19 頁）

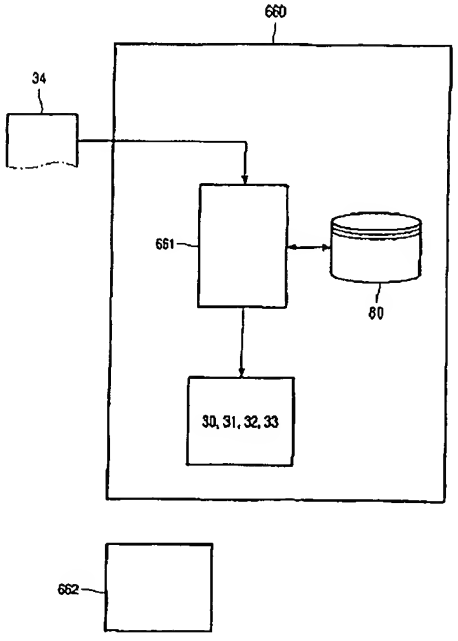
(21)出願番号	特願2006-506641 (P2006-506641)
(86)(22)出願日	平成16年2月25日 (2004.2.25)
(85)翻訳文提出日	平成17年9月1日 (2005.9.1)
(86)国際出願番号	PCT/IB2004/050148
(87)国際公開番号	WO2004/079631
(87)国際公開日	平成16年9月16日 (2004.9.16)
(31)優先権主張番号	03100517.6
(32)優先日	平成15年3月3日 (2003.3.3)
(33)優先権主張国	欧州特許庁 (EP)

(71)出願人　590000248
コーニンクレッカ　フィリップス　エレクトロニクス　エヌ　ヴィ
Ｋｏｎｉｎｋｌｉｊｋｅ　Ｐｈｉｌｉｐｓ　Ｅｌｅｃｔｒｏｎｉｃｓ　Ｎ．Ｖ．
オランダ国　５６２１　ベーアー　アインドーフェン　フルーネヴァウツウェッハ　１
Ｇｒｏｅｎｅｗｏｕｄｓｅｗｅｇ　１，５６２１　ＢＡ　Ｅｉｎｄｈｏｖｅｎ，Ｔｈｅ　Ｎｅｔｈｅｒｌａｎｄｓ
(74)代理人　100070150
弁理士　伊東　忠彦
(74)代理人　100091214
弁理士　大貫　進介

最終頁に続く

(54)【発明の名称】文字列検索の方法および設備

(57)【要約】
本発明は、多数の長い文字列を有する、あるいは単一の長い文字列を有するデータベース（８０）中における、問い合わせ文字列（３４）と部分一致または完全一致する内容をもつある最終的な個数の結果文字列（３０～３３）を検索する方法に関するものである。該方法は、問い合わせ文字列をある第一の個数の入力問い合わせ文字列（３５、３６、３７）に分割し、前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれの文字列に対してある第二の個数の近傍文字列（３８～４１、４２～４５、４４～４９）を決定し、ここで、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列は所定の第一の誤り個数の誤りを有するものとし、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列に対する完全一致文字列（５０～６１、７０～７４）を、ある検索方法に基づいて、ある第三の個数、データベースから検索し、前記データベースから検索された完全一致文字列をつなげてある第四の個数の中間文字列（２９、３０、３２、３３、３４）にし、ここで、前記中間文字列のそれぞれに含まれている検索された完全一致文字列（５０～６１、７０～７４）は前記デー



【特許請求の範囲】
【請求項１】
多数の長い文字列を有する、あるいは単一の長い文字列を有するデータベース中における、問い合わせ文字列と部分一致または完全一致する内容をもつある最終的な個数の結果文字列を検索する方法であって、
・前記問い合わせ文字列をある第一の個数の入力問い合わせ文字列に分割し、
・前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれの文字列に対してある第二の個数の近傍文字列を決定し、ここで、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列は所定の第一の個数の誤りを有するものとし、
・前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列に対する完全一致文字列を、ある検索方法に基づいて、ある第三の個数、データベースから検索し、
・前記データベースから検索された完全一致文字列をつなげてある第四の個数の中間文字列にし、ここで、前記中間文字列のそれぞれに含まれている検索された完全一致文字列は前記データベース中で相続いているものとし、
・前記第四の個数の中間文字列に基づいて最終的な個数の結果文字列を決定し、ここで、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれの文字列は、前記問い合わせ文字列に比較して高々ある所定の第二の個数の誤りを有するようにする、
ステップを有することを特徴とする方法。
【請求項２】
前記検索方法がｑグラムインデックス法であることを特徴とする請求項１記載の方法。
【請求項３】
前記検索方法が接尾辞木法であることを特徴とする請求項１記載の方法。
【請求項４】
前記検索方法がハッシュ法であることを特徴とする請求項１記載の方法。
【請求項５】
前記文字列および前記データベースがそれぞれ西欧アルファベットの文字の列を有することを特徴とする、請求項１ないし４のうちいずれか一項記載の方法。
【請求項６】
前記文字列および前記データベースがそれぞれ楽譜の基本要素を表現することを特徴とする、請求項１ないし４のうちいずれか一項記載の方法。
【請求項７】
前記文字列および前記データベースがそれぞれ二進数字の列を有することを特徴とする、請求項１ないし４のうちいずれか一項記載の方法。
【請求項８】
前記文字列および前記データベースがそれぞれアミノ酸配列またはＤＮＡ／ＲＮＡ塩基配列を有することを特徴とする、請求項１ないし４のうちいずれか一項記載の方法。
【請求項９】
前記文字列および前記データベースがそれぞれビット、バイトまたは語の列を有することを特徴とする、請求項１ないし４のうちいずれか一項記載の方法。
【請求項１０】
請求項１ないし９のうちいずれか一項記載の方法のステップを実行する計算手段を有する検索エンジン。
【請求項１１】
請求項１ないし９のうちいずれか一項記載の方法のステップを実行する手段を有するツール。
【請求項１２】
・問い合わせ文字列をある第一の個数の入力問い合わせ文字列に分割する計算手段と、
・前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれの文字列に対してある第二の個数の近傍文字列を決定し、ここで、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列は所定の第一の個数の誤りを有するものとするような計算手段と、

・前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列に対する完全一致文字列を、ある検索方法に基づいて、ある第三の個数、データベースから検索する計算手段と、
・前記データベースから検索された完全一致文字列をつなげてある第四の個数の中間文字列にし、ここで、前記中間文字列のそれぞれに含まれている前記検索された完全一致文字列は前記データベース中で相続いているものとするような計算手段と、
・前記第四の個数の中間文字列に基づいて最終的な個数の結果文字列を決定し、ここで、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれの文字列は、前記問い合わせ文字列に比較して高々ある所定の第二の個数の誤りを有するようにする計算手段とを有する、設備。
【請求項１３】
請求項１ないし９のうちいずれか一項記載の方法を実行するコンピュータシステム。
【請求項１４】
コンピュータ読み取り可能媒体上に記録されたプログラムコード手段を有し、コンピュータ上で実行されたときに請求項１ないし９のうちいずれか一項記載の方法を実行することを特徴とする、コンピュータプログラム。
【発明の詳細な説明】
【技術分野】
【０００１】
本発明は、多数の長い文字列を有する、あるいは単一の長い文字列を有するデータベース中における、問い合わせ文字列と部分一致または完全一致する内容をもつある最終的な個数の結果を検索する方法に関するものである。
【０００２】
本発明はまた検索エンジンにも関する。
【０００３】
本発明はまたツールにも関する。
【０００４】
本発明はまた前記方法を実行するコンピュータシステムにも関する。
【０００５】
本発明はさらに、前記方法を実行するコンピュータプログラムプロダクトにも関する。
【０００６】
加えて、本発明はさらに設備にも関する。
【背景技術】
【０００７】
米国特許第５，９６３，９５７号は音楽データベースを有する情報処理システムを開示している。前記音楽データベースは単旋律による音符の参照シーケンスを蓄えている。前記参照シーケンスはすべて辞書式に保存するために相対的な階名度数（ｓｃａｌｅ ｄｅｇｒｅｅ）に規格化されている。入力された音符列と特定の参照列との間の一致を見出すためにはＮ分木と呼ばれるものが適用される。これにより前記情報処理システムは一致する参照シーケンスに関連する書誌情報を提供するのである。
【０００８】
Du, D. W. and Chang, S. C. (1994) "An Approach to Designing Very Fast Approximate String Matching Algorithms"〔非常に高速な近似文字列マッチングの諸アルゴリズム設計の試み〕, IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, 6 (4), 620－633ではもう一つの種類の文字列マッチングがさらに開示されている。
【０００９】
当該技術では、検索方法は完全一致のアルゴリズムを用いる。既知の検索方法は典型的には完全一致を試みる。すなわち、完全に一致するものをみつけるために検索またはマッチングを行うのである。
【非特許文献１】Myers, E. (1994). A Sublinear Algorithm for Approximate Keyword Searching. Algorithmica, 12 (4／5), 345－374

【発明の開示】
【発明が解決しようとする課題】
【００１０】
しかし、多くの実用上の応用では、完全一致しか検索されないのは問題である。結果として、ちょっとした差異があるだけにも関わらず、役に立つかもしれない検索結果が与えられないというのは追加的な問題になる。
【００１１】
大きなデータベースの検索に長い時間がかかり、それに応じて計算機パワーの集中的使用が必要となることもさらなる問題である。
【００１２】
多くの実用上の応用では、（完全一致ではなく）部分一致を得るだけでも十分である。これは、問い合わせ文字列（検索試行への入力）もしくはマッチング結果の文字列またはその両方が比較的重要でない誤差を有していたとしても、全く結果が得られないよりは部分一致が得られるほうがましだからである。前記の誤差は、典型的には、問い合わせ文字列または検索されるデータベースに含まれる不適切なデータによって生じるものである。
【課題を解決するための手段】
【００１３】
上記のことを含むさまざまな問題が本発明の方法によって解決される。前記方法は以下のステップを有している。
・問い合わせ文字列をある第一の個数の入力問い合わせ文字列に分割する。
【００１４】
換言すれば、このステップでは前記問い合わせ文字列は前記第一の個数の小さな部分文字列片に、すなわち前記入力問い合わせ文字列に切り分けられる。
・前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれの文字列に対してある第二の個数の近傍文字列を決定する。ここで、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列は所定の第一の誤り個数の誤りを有している。
【００１５】
換言すれば、このステップでは近傍文字列の前記第二の個数は、前記問い合わせ文字列の長さ、使っている文字アルファベットにおける異なる区別される記号の数、そして前記近傍文字列において許される誤りの個数によって決まる。
【００１６】
一般に、前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれの文字列に対して、前記第二の個数の近傍文字列が決定される。そのそれぞれが個々に所定の第一の誤り個数の誤りを有しており、その数は０以上である。
・前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列に対する完全一致文字列を、ある検索方法に基づいて、ある第三の個数、データベースから検索する。
【００１７】
ここで、前記第二の個数の近傍文字列のそれぞれの文字列に対して完全一致文字列を、ある所与の検索方法に基づいて、ある（第三の）個数、データベースから検索するときには、該検索方法はｑグラム（q−gram）法、接尾辞木（suffix tree）法、またはハッシュ法を使うことができる。
・前記データベースから検索された完全一致文字列をつなげてある第四の個数の中間文字列にする。ここで、前記中間文字列のそれぞれに含まれている検索された完全一致文字列は前記データベース中で相続いているものとする。
・前記第四の個数の中間文字列に基づいて最終的な個数の結果文字列を決定する。ここで、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれの文字列は、前記問い合わせ文字列に比較して高々ある所定の第二の誤り個数の誤りを有している。
【００１８】
最後の二つのステップについては、図５のステップ４００および５００において説明する。

【００１９】
前記方法の結果として、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれは、前記問い合わせ文字列の完全一致または部分一致になっている（冒頭の段落で言及）。
【００２０】
これにより、完全一致または軽微な誤りのみを含む部分一致を得ることが達成される。
【００２１】
さらに、前記方法は大きなデータベースも（完全一致または部分一致のために）比較的控えめな計算機パワーの使用によって高速に検索することができる。
【００２２】
前記設備、ツール、検索エンジン、コンピュータシステムはそれぞれ上に前記方法との関連で述べたのと同じ理由で同じ利点をもたらし、同じ問題を解決する。
【００２３】
本発明は以下において好ましい実施形態との関連で、また図面を参照しつつより詳細に説明される。
図面を通じて、同じ参照符号は同様なあるいは対応する特徴、機能、文字列などを示す。
【発明を実施するための最良の形態】
【００２４】
図１は本発明の技術の一般的な議論のための図である。この図は文字列データベースにおいて検索される文字列abacababc（参照符号８０）を示している。高々一つの誤りを許すとした場合の（k＝1）問い合わせ文字列の四つの近似一致文字列のデータベース中での位置が示されている。問い合わせ文字列（参照符号３４）のabacababcは３文字だけのアルファベット｛‘a’，‘b’，‘c’｝から構成されている。誤りが一つしか許されない場合（k＝1）、挿入された記号を含む近似一致（たとえば参照符号３０のabacababbc）、削除された記号を含む近時一致（たとえば参照符号３１のabcababc）、置換された記号を含む近似一致（たとえば参照符号３２のabacabcbc）、そして完全一致（すなわち、参照符号３３のabacababc）がみつけられる。当該技術において一般には、問い合わせ文字列全体がただちに検索されるような文字列の検索を行う仕方が認知されている。
【００２５】
図２は問い合わせ文字列を分割する様子を示している。文献から知られる効率的な検索諸方法は、完全一致検索、すなわち誤りを全く許さない（k＝0）検索のための高速アルゴリズムの使用を利用する。これは（完全）一致の場合の位置、すなわち図１における参照符号３３を返すだけである。高速な完全一致アルゴリズムの実装を可能にするためには、文字列データベース（参照符号８０）からオフラインで（プリプロセッサとして）接尾辞木またはｑグラムのような特殊なインデックス構造を構築しておく必要がある。本質的には、これらの構造は、データベース中に現れる小さな部分文字列の位置を一つ一つすべて保持しておくものである。事実上、これは検索プロセスが、データベース中の無関係な部分を無視して、関連する位置にすぐジャンプできることを意味している。ｑグラムインデックス法を使うことにするが、それは、他の方法よりスペース効率がよく（すなわち、メモリ使用量が少ない）、我々の目的に用意に適応させることができるからである。前記ｑグラムは、データベース中に現れる長さｑ＞０のあらゆる部分文字列の位置を保持している。もしたとえばデータベースが文字列abababcabcabacab．．．からなるものとすると、ｑグラムは長さ４のあらゆる部分文字列の開始位置を集めることになる。abab、baba、abab、babc、abca、といった具合である。これらの部分文字列は関数を使ってインデックス化され、アクセスが容易なデータ構造の形にリスト化され、ソートされる。今の例でいうababのような複数の同一の部分文字列は同じインデックス（バケツと呼ばれる）にたどりつく。ｑグラムによって、長さｍ≦ｑの問い合わせの完全一致についてはすべて、インデックス関数を計算してバケツの要素を取得することによってデータベース中の位置を得ることができる。ｑよりも長い問い合わせについては、問い合わせ文字列の長さｑのプレフィックスだけしかバケツ内にははいれないのであるから、さらなる検査が必要になる。ｑ

グラムの標準的な使い方はMyers（1994）に述べられている。

【００２６】

前記ｑグラム法の代わりに、接尾辞木法またはハッシュ法を適用してもよい。

【００２７】

完全一致法を使って近似マッチングを行う場合、誤差を許容するための工夫が必要になる。たとえば、本発明によれば、元来の問い合わせ（文字列）においてある限界以下の箇所で相違する文字列の組が生成できる。これらの文字列は、もとの問い合わせの近傍と呼ばれる。このような近傍が問い合わせにおける誤差を表す。厳密には、文字列Ｓのk近傍はＳに対して高々k個の誤りをもつ文字列の集合として定義される。たとえば、２文字だけのアルファベット｛‘a’，‘b’｝から文字列abbaの問い合わせを構成したとすると、高々一つの誤りをもつ（すなわち誤りレベルk≦1）近傍文字列の完全な集合は、元来のabba、削除を含むあらゆる文字列abb、aba、bba、挿入を含むあらゆる文字列aabba、babba、abbba、ababa、abbaa、abbab、そして置換を含むあらゆる文字列bbba、aaba、abaa、abbbとなる。

【００２８】

所与の文字列の近傍は効率的に生成することができる（Myers，1994）。もしこれらの近傍がｑグラム法を使ってデータベース中に同定できたとしたら、それらの完全一致はもともとの問い合わせに対する近似一致に対応する。

【００２９】

しかしながら、調査すべき近傍文字列の数は調査する問い合わせ文字列が長くなり、アルファベット集合が大きくなり、誤りレベルを高くすると指数関数的に増大する。この問題を解決し、検索速度をかせぐため、問い合わせはまずより小さな部分文字列に分割され、各部分文字列について、その近傍文字列の集合が生成される。次いで、これらの近傍文字列すべてを、ｑグラムなり前述した他の検索方法なりを用いて完全一致により検索する。データベース中でのこれらの完全一致が今や、元来の問い合わせの部分的近似一致に対応するのである。

【００３０】

問い合わせ文字列を３文字だけのアルファベット｛‘a’，‘b’，‘c’｝から構成されるabacababcとし、誤りレベルは３まで許容する（k＝3）ものとしよう。問い合わせにおける誤りはどの箇所にも生じうることを注意しておく。たとえば、誤りは次のようなものがありうる。

・全部が先頭部に（たとえば、これによるとccccababcが実際の検索でみつかる）
・全部が中部に（たとえばababbcabc）
・全部が末尾部に（たとえばabacabbca）
・問い合わせ文字列にまんべんなく分散（たとえばabccacabb）

問い合わせ文字列が３つの部分に分割されるとすると（p＝3；この場合、今の例での問い合わせ文字列abacababcにおける部分文字列はaba、cab、abcとなる）、各部分について近傍文字列の集合が生成される。各近傍文字列は個別にデータベース中で検索され、元来の問い合わせがどのようなものであったかの前後関係は忘れられる。これを理解するために、近傍文字列はデータベース中のどこにでも生じうるものであることを注意しておく。近傍文字列どうしの現れ方は、元来の問い合わせの近似一致をなすためには必要とされるように近接または連続したものには、必ずしもならない。換言すれば、今の例の問い合わせ文字列abacababcについて、ある近傍文字列の完全一致が見つかったといっても、それが問い合わせ文字列の第一部分、第二部分、第三部分のどれに対応するものかも、他の二つの部分にどのような近傍文字列がみつかったかも知りようがないのである。この情報を明らかにするために、必要措置を講じなければならない。文献に記載されている以前の諸方法はまさにここでストップしていた。すなわち、ある近傍文字列の完全一致の一つ一つを問い合わせを解決するための有用な候補と見なしていたのである。それに対して、クロスカッティング（cross－cutting）の発明は、近傍文字列を検索する間に、（誤りの）前後関係を再現することによって追加的なフィルタステップを行うのである。破棄される近

傍文字列は次のようなものである。
・データベース中で他の近傍文字列との列をなして現れないもの。
・データベース中で他の近傍文字列と列をなしてはいるが、元来の問い合わせの近似一致ではありえないもの。
【００３１】
これらの観測は、本発明の中心となる「クロスカッティング」予備定理に凝縮される。これにより、問い合わせ文字列をp個の部分に分割してその各部分を高々k_i個の誤りで個別に検索する場合に、有意な部分がうまく引き出されることが保証されるのである。
【００３２】
クロスカッティング予備定理：AとBを２つの文字列とし、両者の間の相違の数は編集距離（edit−distance）の意味でk以下である、あるいは式で書いて∂（A, B）≦kとする。A_iを文字列として、任意のp>1について、$A=A_1A_2\cdots A_p$をAのp個の部分への分割とする。K＝（k_1，k_2，…，k_p）を任意の自然数の数列で
【００３３】
【数１】

$$C=\sum_{i=1}^{p}k_i+p-k\geq 1$$

となるものとする。このとき、
【００３４】
【数２】

$$\sum(k_{j_i}+1-\partial(A_{j_i},B_{j_i}))\geq C$$

となるようなある分割$B=B_1B_2\cdots B_p$および$J=(j_1, j_2, \cdots, j_l)$によって添え字が指定されるある部分集合が存在する。
【００３５】
証明：BがΣ∂（A_i，B_i）＝∂（A, B）〔和はi＝1からpまで〕となるようにp個の部分に分割できることは明らかである。誤りは対応する部分に局在しており、新たな誤りが導入されることはないものとする。そのようなBの分割を選び、$k_i+1\geqq\partial(A_i, B_i)$となるようなすべての部分iの部分集合Jを選ぶ。すると、次の不等式が成り立ち、それで証明が完了する。
【００３６】
【数３】

$$C=\sum_{i=1}^{p}k_i+p-k\leq\sum_{i=1}^{p}(k_i+1-\partial(A_i,B_i))\leq\sum_{i=1}^{l}(k_{j_i}+1-\partial(A_{j_i},B_{j_i}))$$

Aを問い合わせ文字列、Bをデータベース文字列とすると、この予備定理は本発明におけるフィルタリング条件として使われる。この予備定理は、データベース中の近傍文字列の列が表す誤りの数eがある特定の基準を満たさなければならないことを述べている。その基準として、問い合わせの各部分文字列iにおいて許される所定の誤り個数k_iを適用する。すると、まだ問い合わせ文字列の近似一致の範囲内であるためには、誤り総和Σ（k_i＋1）−e〔和はi＝1からpまで〕は少なくともある定数C＝Σk_i＋p−k〔和はi＝1からpまで

〕以上であるべきだというのである。これらの公式において、pは問い合わせ文字列が分割される部分文字列の数、k_iは各部分文字列iに許される誤りの数、kは誤りの総数の最大値（誤りレベル）である。

【００３７】

誤り総和Σ（k_i+1）－e〔和はi＝1からpまで〕を計算し、それをCと比較することが前記クロスカッティング・アルゴリズムの基礎である。一言で言えば、データベース中のある特定の位置にある近傍文字列に対する新たな一致がみつかるたびに、そのデータベース位置の前に他の近傍文字列の一致がないかどうか検査される。特殊なデータ構造により、データベース中の近傍文字列のすべての位置は効率的な仕方で把握されている。そうして、（データベース中に現れる）これらの連続した一致文字列をつなげたものが最終的に完全な問い合わせ文字列の近似一致になりうるかどうかが検証される。もし誤り総和が閾値C以上であれば、これらの近傍文字列は、いまだに問い合わせの近似一致の範囲内の有意な候補である。もし誤り総和がこの閾値C未満であれば、関連する近傍文字列はみな破棄される。

【００３８】

図２に示すように、問い合わせ文字列abacababc（参照符号３４）は３つの部分文字列に分割される（p=3）。許される誤りが３つだけである（k=3）ことを想起し、k_i＝floor（k／p）＝１〔floorは床関数〕およびC＝Σk_i＋p－k＝3〔和はi＝1からpまで〕と定義する。各部分文字列に対して、近傍文字列の集合（すなわち、それぞれ参照符号３８～４１、４２～４５、４６～４９）が生成され、その文字列が完全一致によってデータベース中で検索される。この近傍文字列検索の過程では、それまでにみつかった全近傍文字列の位置が保持され、連続する近傍文字列をつなげたものが問い合わせの近似一致の一部となりうるかどうかの判定がなされる。近傍文字列abaおよびcabの二つの一致（図２の参照符号３０を参照）は、その問い合わせ文字列の最初の二つの部分文字列についての誤りのない一致を表している（すなわち、e=0でΣ（k_i+1）－e=4≧C=3〔和はi＝1から2まで〕）。これですでに問い合わせに対する有効な近似一致がみつかったことがわかる。次にくる近傍文字列が３つ誤りを含むという最悪の場合でも、我々のフィルタリング条件はまだ成立するのである。近傍文字列abcおよびcaaに対する二つの一致（図２の３１参照）は二つの誤りがある場合を表している（すなわち、e=2でΣ（k_i+1）－e=2〔和はi＝1から2まで〕）。この連続は、問い合わせの有効な近似一致にとどまるためには、次に来る近傍文字列の誤りは高々１つでなければならない。近傍文字列acbおよびcbcに対する一致（図２の参照符号３２を参照）はすでに４つの誤りを含んでいる（すなわち、e=4でΣ（k_i+1）－e=0〔和はi＝1から2まで〕）。これですでにこの近傍文字列の列は問い合わせの近似一致の部分とはなりえないことがわかる。たとえ次に誤りのない近傍文字列がきたとしても、フィルタリング条件は満たされないのである。

【００３９】

前記ｑグラムおよび前記近傍生成についてのより詳細で全般的な議論として、以下の節により当業者は本発明を実施することができるであろう。

ｑグラム、すなわちｑグラムインデックス法

ｑグラムを用いれば、ｑを超えない長さの文字列の生起箇所すべてを非常に高速にみつけることが可能である。これらのｑグラムは次のようにして構成される。

【００４０】

Σ中の記号の整数０からσ－1への全単射ϕを考える。関数ϕは漸化式ϕ（Pa）＝$\sigma\phi$（P）＋ϕ（a）によって自然に文字列に拡張できる。ここで、Pはσ上の文字列、aはΣに含まれる記号である。b＝［0，σ^q-1］に対して、Bucket（b）＝｛i：$\phi(a_i a_{i+1}\cdots a_{i+q-1})=b$｝とする。すなわち、Bucket（b）は$\phi$値がbであるようなq個の記号からなる一個の文字列のA内における各生起例の左端の記号の添え字を与える関数である。

【００４１】

前記添え字は次のようにして生成される。まず、$\phi i=\phi(a_i a_{i+1}\cdots a_{i+m-1})$があら

ゆる添え字iについて計算される。これは、$\phi i = a_i \sigma^{m-1} + \mathrm{floor}(\phi_{i+1} / \sigma)$ であることを利用すれば、Aをなめる0 (n) の操作によって実行できる。今度は、0 (nlog (n)) のクイックソートを用いて $\phi_{i[j]} \leqq \phi_{i[j+1]}$ となるようなリストIndices= $\langle i_1, i_2, \cdots, i_n \rangle$ が生成できる。最後に、配列Header [b] =min $\{j : \phi_{Indices[j]} = b\}$ がIndicesをなめる0 (n) の操作によって生成される。配列IndicesおよびHeaderがBucketの集合を実現したものとなる。すなわち、Bucket [b] = {Indices [j] : j∈ [Header [b], Header [b+1] −1]} となる。

【００４２】

問い合わせ文字列Pの長さがm≦qとすると、Pの生起箇所を表す添え字の全体はちょうどb∈ $[\phi(P)\ \sigma^{q-m},\ (\phi(P)+1)\cdot\sigma^{q-m}-1]$ に対するBucket (b) の中身になる。

【００４３】

問い合わせ文字列Pの長さがqを超えている場合には、Pの生起箇所の集合はBucket ($\phi(P_q)$) の部分集合であることがわかる。ここで、PqはPの最初のq個の記号からなる文字列を表す。

近傍の生成

文字列Ｐの（完全な）k近傍はＰからの（編集）距離がk以下であるすべての文字列の集合として定義できる。すなわち、$N_k(P) = \{Q : \partial(Q, P) \leqq k\}$ 。

【００４４】

文字列Ｐの凝縮（condensed）k近傍はＰの完全なk近傍に属するすべての文字列のうち当該近傍にプレフィックスをもたないものの集合である。すなわち、$C_k(P) = \{Q : Q \in N_k(P)$ かつQは$N_k(P)$ 内にプレフィックスをもたない$\}$ 。

【００４５】

マイヤースのアルゴリズムは文字列の凝縮k近傍を効率的に計算する。それは、アルファベット集合から語を生成し、現在生成されている語とＰのダイナミックプログラミング行列（dynamic programming matrix）の対応する列を計算することによる。ある語が現在の列の最後のエントリーがkに等しければ、凝縮k近傍における語に到達したことになる。もしすべてのエントリーがkより大きければ、アルゴリズムはもとに戻ることができる。失敗リンクの使用により、このアルゴリズムはk近傍にありながら凝縮k近傍には含まれない語を逃すことを防いでいる。

【００４６】

本発明は、データベース中から分割文字列のあらゆる完全一致をみつけるために文字列の完全なk近傍を必要としているので、マイヤースのアルゴリズムは修正して使われる。

【００４７】

図３は問い合わせ文字列の分割とその後の検索の様子を実際上の詳細な例で示している。

【００４８】

問い合わせ文字列（参照符号３４）が再びデータベース（参照符号８０）中で検索される。本発明によれば、前記問い合わせ文字列はいくつかの入力問い合わせ文字列に分割される。ここでは簡単のためその数を３としているが、１より大きないくつでもよい。今の例では、前記入力問い合わせ文字列の先頭部、中部、末尾部がそれぞれ参照符号３５、３６、３７によって表されている。

【００４９】

前記の数の入力問い合わせ文字列によって、いくつかの近傍文字列（ここでは４つとする）が入力問い合わせ文字列のそれぞれに対して定義される。すなわち、参照符号３５の入力問い合わせ文字列に対しては、対応する４つの近傍文字列（参照符号３８、３９、４０、４１）が定義される。

【００５０】

同様にして、参照符号３６の「中部」入力問い合わせ文字列に対しては、対応する４つの近傍文字列（参照符号４２、４３、４４、４５）が定義される。

【００５１】
同様にして、参照符号３７の「末尾部」入力問い合わせ文字列に対しては、対応する４つの近傍文字列（参照符号４６、４７、４８、４９）が定義される。
【００５２】
破線の右側（参照符号８０）では、図のこの部分においてはデータベース（以前にも同じ参照符号で示されていた）が検索されていることが含意されている。すなわち、前記近傍文字列（参照符号３８～４９）のそれぞれが（部分文字列の）完全一致をみつけるために検索されるのである。
【００５３】
これらは矢印をさらに右にたどっていくことにより示される。例を挙げると、先頭部の近傍文字列である参照符号３８は参照符号５０の完全一致を与える。別の例を挙げると、末尾部の近傍文字列である参照符号４７は参照符号５８および６１の一致を与える。中部の近傍文字列である参照符号４５は参照符号７２の「使えない」結果を与える。
【００５４】
そして多かれ少なかれ問い合わせ文字列（参照符号３４）に一致する最終的な検索結果を達成するために、さらに矢印を右にたどる。すなわち、参照符号３０～３３はそれぞれ四つの最終的な検索結果の一つを示している。図からわかるように、前記最終的な検索結果のそれぞれは、必ず、検索された先頭部の部分文字列（参照符号５０～５３）の一つ、検索された中部の部分文字列（参照符号５４～５７）の一つ、検索された「末尾部」の部分文字列（参照符号５８～６１）の一つからなる。これらがどのように相続いて配されるか、そしてその基準については、のちに図５を用いて説明する。
【００５５】
図４は、問い合わせ文字列を分割、検索する様子を一般的な場合の例で示す図である。図４は図３に対応しているが、全体的に「．．」によってどの参照符号のどの文字列も構成文字数がより少なかったり多かったりしてもよいことを示している。すなわち、本発明は非常に短い文字列にも、非常に長い文字の系列にも同じように適用できるのである。
【００５６】
図示したような西欧アルファベットの文字列の代わりに、音高アルファベットの要素の列、音程アルファベットの要素の列、音長アルファベットの要素の列、二進の数字、語、バイトの列、アミノ酸の配列やＤＮＡ／ＲＮＡの塩基配列でもよい。これに対応して、同じことは、検索されるデータベースについてもあてはまる。データベースのほうも一つの長い文字列とも、多くの長い文字列とも考えられるのである。
【００５７】
前記の音程アルファベットの要素の列および音長アルファベットの要素の列が楽譜の基本要素をなすものである。一般に、すべての文字列について（問い合わせ文字列、データベース文字列など）、区別できる記号からなるいかなるアルファベット集合から構成してもよいということである。
【００５８】
図５は最終的な個数の結果文字列を検索する方法を示している。該方法は（これまでの図の）参照符号３０～３３によって示される最終的な個数の結果文字列の検索をする。すなわち、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれは、データベース中で問い合わせ文字列（参照符号３４）と部分一致またはできれば完全一致したものである。データベース（参照符号８０）は一つの長い文字列からなる。前記方法は以下のステップを有する。
【００５９】
ステップ１００では、問い合わせ文字列がある第一の個数の入力問い合わせ文字列に分割される。これまでの図で示したところでは、前記問い合わせ文字列は３つの入力問い合わせ文字列（参照符号３５、３６、３７）に分割される。すなわち、前記第一の個数はここでは３である。前記第一の個数は１以上のいかなる数であってもよい。前記第一の個数をちょうど３としたのは、解説の目的のためにすぎず、これより大きかったり小さかったりするいかなる数を選んでもかまわない。

【００６０】
換言すれば、このステップでは前記問い合わせ文字列は（前記第一の個数の）小さな部分文字列片に、すなわち前記入力問い合わせ文字列に切り分けられる。
【００６１】
今の例では、問い合わせ文字列（参照符号３４）aba. . cab. . abc. . が前記第一の個数の入力問い合わせ文字列の組に切り分けられる。今の例では一つの組には３つがある。すなわち、入力問い合わせ文字列１（参照符号３５）aba. . 、入力問い合わせ文字列２（参照符号３６）cab. . 、入力問い合わせ文字列３abc. . である。
【００６２】
ステップ２００では、ある第二の個数の近傍文字列が決定される。やはりこれまでの図で示したところでは、近傍文字列の前記第二の個数は４である。すなわち、最初の入力問い合わせ文字列（参照符号３５）には参照符号３８～４１、第二の、すなわち中部の入力問い合わせ文字列（参照符号３６）には参照符号４２～４５、第三の、すなわち最後の入力問い合わせ文字列（参照符号３７）には参照符号４６～４９である。
【００６３】
前記第二の個数をちょうど４としたのは、解説の目的のためにすぎず、これより大きかったり小さかったりするいかなる数を選んでもかまわない。特に、近傍文字列の数は問い合わせ文字列の長さ、使われている文字列用アルファベット集合に含まれる異なる区別できる記号の数、近傍文字列中で許される誤りの個数に依存する。
【００６４】
これで今の例では合計１２の近傍文字列が生じる。すなわち、前記第一の個数かける前記第二の個数すなわち３×４＝１２、すなわち（３つの）入力問い合わせ文字列それぞれに４つずつである。一般には、前記第一の個数の入力問い合わせ文字列のそれぞれに前記第二の個数ずつの近傍文字列が決定される。これまでの図で示したところでは、これらは３８～４９にあたる。これらのそれぞれは、個々に所定の第一の誤り個数の誤りを含み、該第一の誤り個数は０以上である。
【００６５】
ただし、もしも（第一の）誤り個数が近傍文字列の長さを超えたら（すなわち、当該文字列の全内容が誤っているように決められるようになる）、次のステップにおける続く検索は完全に無意味になる。よって、前記第一の誤り個数は前記文字列長を超えることはできない。
【００６６】
例を挙げると、入力問い合わせ文字列aba. .（参照符号３５）をもとに４つの近傍文字列が決定される。すなわち、
・入力問い合わせ文字列自身に等しい、すなわちもちろん誤りのないaba. .（参照符号３８）
・１個の誤りを含むabc. .（参照符号３９）
・１個の誤りを含むもう一つのabb. .（参照符号４０）
・２個の誤りを含むacb. .（参照符号４１）
挙げられている例では、前記所定の第一の誤り個数（０以上の数）はここでは０、１、または２である。
【００６７】
前記所定の第一の誤り個数を今の例で０、１、または２としたのは解説の目的のためにすぎず、これより大きいいかなる数を選んでもかまわない。
【００６８】
ステップ３００では、前記第二の個数の近傍文字列の各文字列の完全一致をデータベース中である第三の個数検索する。前記検索はある所与の検索方法に基づいて行われる。
【００６９】
前記第三の個数の完全一致は参照符号５０～６１および７０～７４によって図示されている。ここで一致が一つまたはそれ以上ありうることを留意しておくことが重要である。

たとえば、
・第一に、近傍文字列の例aba. .（参照符号３８）は参照符号５０および５２、すなわちaba. .の完全一致につながる。
・第二に、近傍文字列のもう一つの例abc. .（参照符号３９）はやはり参照符号５１との完全一致につながる。
・第三に、abb. .（参照符号４０）は一致にはつながらない。すなわち参照符号７０のabd. .
・最後に、acb. .（参照符号４１）も一致にはつながらない。すなわち参照符号７１のabc. .
最後の二つは完全一致のみを考えているので使うことができない。

【００７０】
同様にして、参照符号５３～６１および７２～７４も参照符号４２～４９によって示されている近傍文字列からの検索結果である。

【００７１】
どの場合でも、検索結果（参照符号５０～６１および７０～７４）は対応する文字列内容とデータベース中の対応する位置とともにのちに後続のステップで使うために保持される。

【００７２】
また、どの場合でも、前記した所与の検索方法とは、ｑグラムインデックス法でも当業界において有用であると知られている他のいかなる好適な方法、たとえば接尾辞木法やハッシュ法でもよい。

【００７３】
ステップ４００では、データベースから検索された前記完全一致文字列をつないである第四の個数の中間文字列がつくられる。前記検索された完全一致文字列は（前記中間文字列のそれぞれに取り込まれるときは）前記データベース中で相前後して存在する。

【００７４】
前記第四の個数の中間文字列は参照符号２９～３３で示されている。示されている例での前記第四の個数は５である。さらに、前記中間文字列のそれぞれに含まれる前記検索された完全一致文字列（参照符号５０～６１および７０～７４によって示される）は、前記データベースにおいて相前後して存在するよう決定される。これについて以下に説明する。

【００７５】
諸例から見て取れるように、つなぐ際、最初の入力問い合わせ文字列（問い合わせ文字列の先頭部である）aba. .（参照符号３５）は対応する先頭部の近傍文字列（参照符号３８～４１）を有し、対応する先頭部の部分文字列（参照符号５０～３３）を導く。

【００７６】
同様にして、つなぐ際、第二の入力問い合わせ文字列（問い合わせ文字列の中部である）cab. .（参照符号３６）は対応する「中部」の近傍文字列（参照符号４２～４５）を有し、対応する中部の部分文字列（参照符号５４～５７）を導く。

【００７７】
同様にして、つなぐ際、第三の入力問い合わせ文字列（問い合わせ文字列の末尾部である）abc. .（参照符号３７）は対応する「末尾部」の近傍文字列（参照符号４６～４９）を有し、対応する「末尾部」の部分文字列（参照符号５８～６１）を導く。

【００７８】
換言すれば、前記中間文字列のそれぞれの対応する部分をなす完全一致した文字列（参照符号５０～６１、７０～７４）が実はデータベース中で相前後して存在する。すなわち、先頭部文字列に対応するもの（参照符号５０～５３）、中部文字列に対応するもの（参照符号５４～５７）、末尾部文字列に対応するもの（参照符号５８～６１）がつなげられて前記第四の個数の中間文字列（参照符号２９～３３）の一つをなすのである。

【００７９】

ステップ５００では、最終的な個数の結果文字列が決定される。その決定は、先行ステップからの前記第四の個数の中間文字列に基づいて行われるもので、ここで―このステップにおいて―前記最終的な個数の結果文字列の文字列のそれぞれが、当該問い合わせ文字列（参照符号３４）に比較しての誤りが高々ある所定の第二の誤り個数となるように決定される。

【００８０】

挙げられている例では、結果文字列（参照符号３０～３３）の前記最終的な個数は４である。一方、中間文字列の前記第四の個数は５であった。すなわち、今の例では、参照符号２９に相当する一つが破棄または無視されているのである。それは、これが特に、誤りが前記第二の誤り個数以下とする基準を満たさないからである。これは当該問い合わせ文字列（参照符号３４）と比較してみると見て取れる。

【００８１】

換言すると、参照符号２９は（最初の問い合わせ文字列（参照符号３４）と比較したときの）誤りが多すぎるために破棄される。一方、参照符号３０～３３はいずれもそれより誤りが少なく、前記基準を満たしていたのである。つまり、今の例では参照符号３０～３３が最終的な個数の結果文字列をなす。

【００８２】

本方法の結果として、前記最終的な個数の結果文字列（参照符号３０～３３）のそれぞれは当該問い合わせ文字列（参照符号３４）の完全一致または部分一致である。

【００８３】

挙げられている例では、こうして４つの一致文字列（完全一致または部分一致）が、当該問い合わせ文字列を検索したときの結果となる。

【００８４】

このステップは先のステップと合わせて「クロスカッティング」とも呼ばれる。これはすなわち、（検索されたときの）近傍文字列の完全一致のうちでも、つないだときに元来の問い合わせ文字列（参照符号３４）との近似一致を含みうるもののみを考えるという発想である。

【００８５】

本発明の精神では、前記「第一の個数」「近傍文字列の第二の個数」「第三の個数」「中間文字列の第四の個数」「第一の誤り個数」「第二の誤り個数」は個別に、あるいは相互の関連で、あるいは問い合わせ文字列もしくはデータベースまたはその両方の内容との関連で微調整してもよい。これにより検索速度を加減したり、一致度の異なる（より少ない）誤りを得たりすることができる。

【００８６】

同様に、挙げられている例は解説のためのもので、問い合わせ文字列、近傍文字列、中間文字列の長さが違ったり、文字列に含まれる連なりの内容（区別できる記号）が違っていたりなどする場合に拡張することもできる。

【００８７】

図６は検索のための設備を示す。参照符号６６０は前記設備を示す。該設備は先の図で議論したように、本発明に基づいて問い合わせ文字列（参照符号３４）を処理する。該設備は前記文字列を入力として処理し、そのため計算手段６６１、たとえば十分高速なマイクロプロセッサを有している。該マイクロプロセッサはデータベース（参照符号８０）中で一致するものを検索する。結果として、もしあれば最終的な個数の結果文字列（参照符号３０、３１、３２、３３）がみつけられる。マッチング方法のステップを実行する計算手段はまた、たとえば専用ＡＳＩＣであってもよい。

【００８８】

参照符号６６２はコンピュータプログラムプロダクトを表す。前記コンピュータプログラムプロダクトはコンピュータ読み取り可能媒体上に記録されたプログラムコード手段を有し、該コンピュータプログラムがコンピュータ上で実行されたときに前記方法を実行する。

【産業上の利用可能性】

【００８９】

一般に、本発明は音楽システム用旋律検索（「ハミングによる検索」）、検索エンジンやテキストファイルにおけるキーワード検索、分子生物学のデータベース中でのＤＮＡ／ＲＮＡ塩基配列やビット、バイト、語のコードの検索、誤り制御など、さまざまな分野において応用可能である。旋律検索の応用については、メロディーのある小さな断片だけ覚えていてメロディーまたは歌の全体は覚えていない場合を考えることができる。区別できる記号の列として適切な表現形式でひとたび与えられれば、このメロディー断片が検索方法に入力され、前記データベースを使って歌や旋律の素性を明らかにする。前記設備はたとえばジュークボックス―単体のオーディオ装置でもパソコン上に実装されたものでも―でもよい。あるいは携帯オーディオ装置であって、たとえばジョギング中の人が出だしかさびを口笛で吹くことによって伴奏音楽をすばやく変えることができるようになるインターフェースを含んだものでもよい。前記設備はまた、たとえばインターネットサーバー上でウェブから特定のＭＰ３をすばやく選択するためのサービスであってもよい。あるいは前記設備は携帯型電話であって、前記方法をたとえば着信メロディーを検索するために走らせているものでもよい。

【００９０】

同様に、検索エンジンへの問い合わせとしてのキーワード（前述した問い合わせ文字列と同様のもの）―たとえばインターネット上で特定の製品を検索したり、ソフトウェア辞書やソフトウェア検索ツールにおいてある単語を検索したりするためのもの―に入力ミスが含まれていてもよくなる。検索系がそうしたキーワード中の誤りに対処できる。あらゆる応用分野において、許容される誤りの数はあらかじめ定義され、固定されているのでもよい。データベースは一つのきわめて長大な文字列（たとえば、世界中のあらゆる旋律を一列につないだ長大なテキストなど）と見なすのが最もよい。また、文字列はどんな有限集合（たとえば、西欧アルファベット、音高アルファベット、二進の数字、バイト、語、アミノ酸、ＤＮＡ／ＲＮＡ、語など）からでも構成することができる。テキストでの応用に関しては、西欧アルファベットの２６文字を使うことができる。同様に、旋律は９要素からなる音程アルファベットから構成することができる。分子生物学分野では２０のアミノ酸または４つのヌクレオチドをアルファベットとして用いる。プログラミング分野では二進の記号、語、ビット、バイトを使う。

【００９１】

楽譜の基本要素というもとに、旋律を検索するのに十分なあらゆる情報が含まれるものと理解される。たとえば、音程でもよいし、あるいは利用者があまり音楽的でなかったり、たとえば足を踏み鳴らして楽曲を検索したかったり、あるいはその両方の場合には単に音長だけでもよいし、あるいは音程と音長の両方でもよい。これらが所定の対応付け関数によって文字列をなす記号に変換されるのである。

【００９２】

コンピュータ読み取り可能媒体は磁気テープ、光ディスク、デジタル多用途ディスク（ＤＶＤ）、コンパクトディスク（記録可能ＣＤまたは書き込み可能ＣＤ）、ミニディスク、ハードディスク、フロッピー（登録商標）ディスク、ＩＣカード、ＰＣＭＣＩＡカードなどであることができる。

【００９３】

特許請求の範囲において、括弧に入れて参照符号があったとしても、それは特許請求の範囲を限定するものと解釈してはならない。「有する」の語は請求項において挙げられている以外の要素やステップの存在を排除するものではない。要素の単数形の表現はそのような要素が複数存在することを排除するものではない。

【００９４】

本発明はいくつかの明確に区別される要素を有するハードウェアによって、また好適にプログラミングされたコンピュータによって実装されることができる。いくつかの手段を列挙している装置請求項において、こうした手段のいくつかが単一のハードウェア要素に

よって具体化されることも可能である。ある複数の方策が互いに異なる従属請求項において述べられているというだけのことをもってそれらの方策の組み合わせが有利に利用できる可能性を排除していることにはならない。

【図面の簡単な説明】

【００９５】

【図１】本技術の一般的な議論のための図である。

【図２】問い合わせ文字列を分割する様子を示す図である。

【図３】問い合わせ文字列の分割とその後の検索の様子を実際上の詳細な例で示す図である。

【図４】問い合わせ文字列を分割、検索する様子を一般的な場合の例で示す図である。

【図５】最終的な個数の結果文字列を検索する方法を示す図である。

【図６】検索のための設備を示す図である。

【図１】

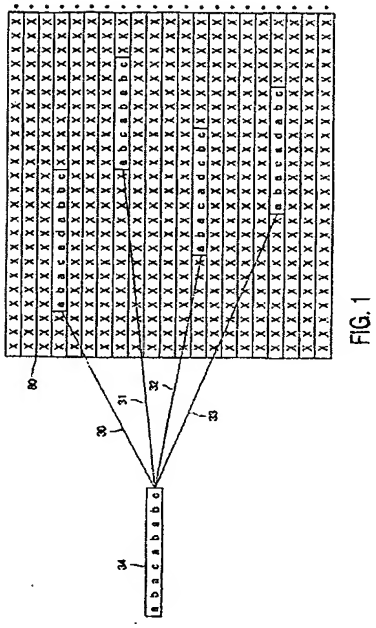


FIG. 1

【図２】

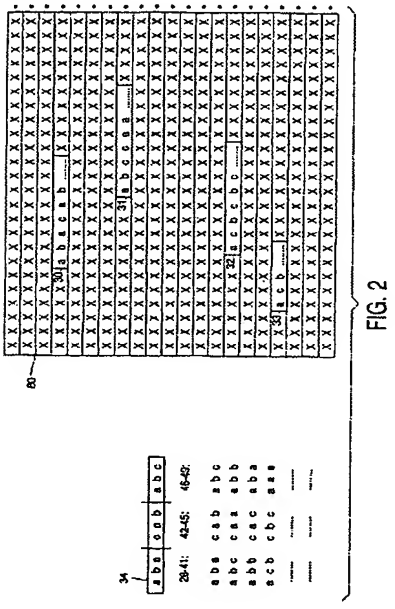


FIG. 2

【図３】

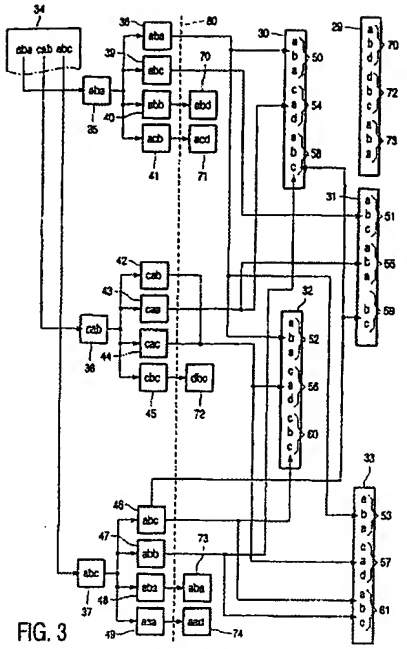


FIG. 3

【図４】

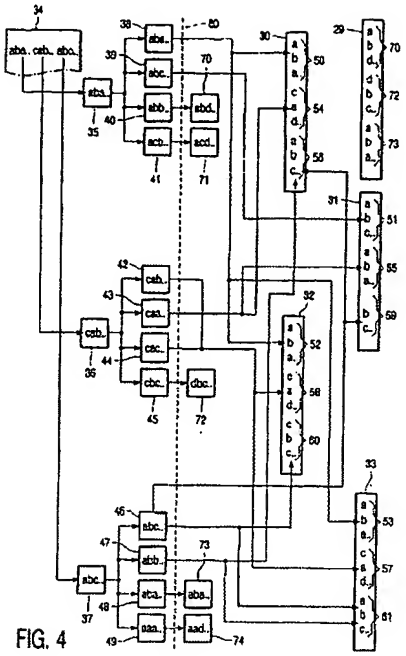


FIG. 4

【図５】

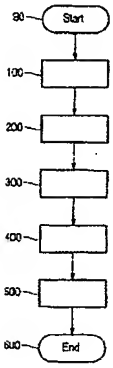


FIG. 5

【図６】

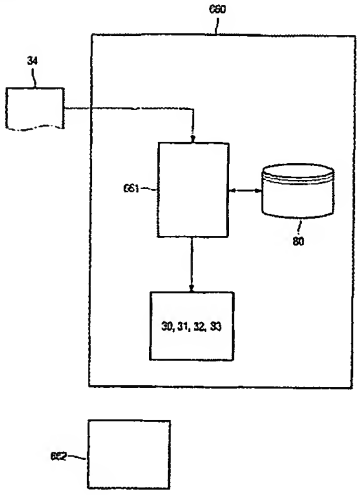


FIG. 6

【国際調査報告】

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No
PCT/IB2004/050148

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
IPC 7 G06F17/30

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
IPC 7 G06F

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)
EPO-Internal, WPI Data, INSPEC

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	MYERS E. W.: "A Sublinear Algorithm for approximate keyword searching" ALGORITHMICA, vol. 12, no. 4-5, October 1994 (1994-10), pages 345-374, XP008033755 GERMANY cited in the application the whole document ----- -/--	1-14

[X] Further documents are listed in the continuation of box C.

[ ] Patent family members are listed in annex.

* Special categories of cited documents :

'A' document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

'E' earlier document but published on or after the international filing date

'L' document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

'O' document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

'P' document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

'T' later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

'X' document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

'Y' document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.

'&' document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search	Date of mailing of the international search report
9 August 2004	01/09/2004

Name and mailing address of the ISA	Authorized officer
European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL – 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax (+31-70) 340-3016	DE CASTRO PALOMARES

Form PCT/ISA/210 (second sheet) (January 2004)

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No
PCT/IB2004/050148

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	LUIS GRAVANO AND OTHERS: "Using q-grams in a DBMS for Approximate String Processing" IEEE DATA ENGINEERING BULLETIN, 'Online! vol. 24, no. 4, 2001, pages 28-34, XP002291636 Retrieved from the Internet: URL:http://citeseer.ist.psu.edu/cache/papers/cs/27618/http:zSzzSzwww1.cs.columbia.eduzSz(pirotzSzpublicationszSzdeb-dec2001.pdf/gravano01using.pdf> 'retrieved on 2004-08-06! the whole document	1-14

フロントページの続き

(81)指定国　AP(BW,GH,GM,KE,LS,MW,MZ,SD,SL,SZ,TZ,UG,ZM,ZW),EA(AM,AZ,BY,KG,KZ,MD,RU,TJ,TM),EP(AT,BE,BG,CH,CY,CZ,DE,DK,EE,ES,FI,FR,GB,GR,HU,IE,IT,LU,MC,NL,PT,RO,SE,SI,SK,TR),OA(BF,BJ,CF,CG,CI,CM,GA,GN,GQ,GW,ML,MR,NE,SN,TD,TG),AE,AG,AL,AM,AT,AU,AZ,BA,BB,BG,BR,BW,BY,BZ,CA,CH,CN,CO,CR,CU,CZ,DE,DK,DM,DZ,EC,EE,EG,ES,FI,GB,GD,GE,GH,GM,HR,HU,ID,IL,IN,IS,JP,KE,KG,KP,KR,KZ,LC,LK,LR,LS,LT,LU,LV,MA,MD,MG,MK,MN,MW,MX,MZ,NA,NI,NO,NZ,OM,PG,PH,PL,PT,RO,RU,SC,SD,SE,SG,SK,SL,SY,TJ,TM,TN,TR,TT,TZ,UA,UG,US,UZ,VC,VN,YU,ZA,ZM,ZW

(74)代理人　100107766
弁理士　伊東　忠重
(72)発明者　エグナー，セバスティアン
オランダ国，５６５６　アーアー　アインドーフェン，プロフ・ホルストラーン　６
(72)発明者　コルスト，ヨハネス　ハー　エム
オランダ国，５６５６　アーアー　アインドーフェン，プロフ・ホルストラーン　６
(72)発明者　ファン　フューレン，マルセル
オランダ国，５６５６　アーアー　アインドーフェン，プロフ・ホルストラーン　６
(72)発明者　バウス，ステーフェン　セー
オランダ国，５６５６　アーアー　アインドーフェン，プロフ・ホルストラーン　６

Ｆターム(参考) 5B075 ND03 NK02 NK45 NK49 NR05 PR06 QM02

【要約の続き】
タベース中で相続いているものとし、前記第四の個数の中間文字列に基づいて最終的な個数の結果文字列（３０～３３）を決定し、ここで、前記最終的な個数の結果文字列のそれぞれの文字列は、前記問い合わせ文字列（３４）に比較して高々ある所定の第二の誤り個数の誤りを有するようにするステップを有している。これにより、前記問い合わせ文字列と比較しての完全一致または軽微な誤差のみを含む部分一致、そしてより大きなデータベースにおいても比較的控えめな計算機パワーの使用での高速検索が可能となる。